

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2002-342159

(43)Date of publication of application : 29.11.2002

(51)Int.Cl.

G06F 12/06
G06F 12/02

(21)Application number : 2001-151223

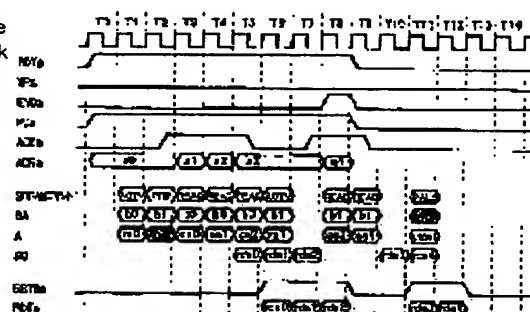
(71)Applicant : HITACHI LTD

(22)Date of filing : 21.05.2001

(72)Inventor : MORITA YUICHIRO
JO MANABU
NAKATSUKA YASUHIRO
SHIMOMURA TETSUYA
OKADA YUTAKA
YAMAGISHI KAZUSHIGE

(54) MEMORY CONTROLLER

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To efficiently make access to a dynamic random access memory.**SOLUTION:** When a device outputs an access request to a memory controller 1, the memory controller 1 activates a page designated with a row address ra0 in a band b0 in a memory cycle a0 on the basis of the access request, subsequently performs preceding precharge to a bank 1 to be the next access object before performing read access to the page of the bank b0. The memory controller 1 immediately performs activation of a bank b1 without performing precharge when page mishit occurs in accessing the bank b1 from the bank 0 because of drawing processing after read access of the bank b0.

LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

21.11.2003

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C): 1998,2003 Japan Patent Office

(51) Int. Cl. ⁷	識別記号	F I	テーマコード (参考)	
G06F 12/06	540	G06F 12/06	540	E 5B060
	550		550	A
12/02	590	12/02	590	B

審査請求 未請求 請求項の数12 O L (全22頁)

(21) 出願番号 特願2001-151223 (P 2001-151223)

(22) 出願日 平成13年5月21日 (2001. 5. 21)

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72) 発明者 守田 雄一郎

茨城県日立市大みか町七丁目1番1号 株

式会社日立製作所日立研究所内

(72) 発明者 城 学

茨城県日立市大みか町七丁目1番1号 株

式会社日立製作所日立研究所内

(74) 代理人 100098017

弁理士 吉岡 宏嗣

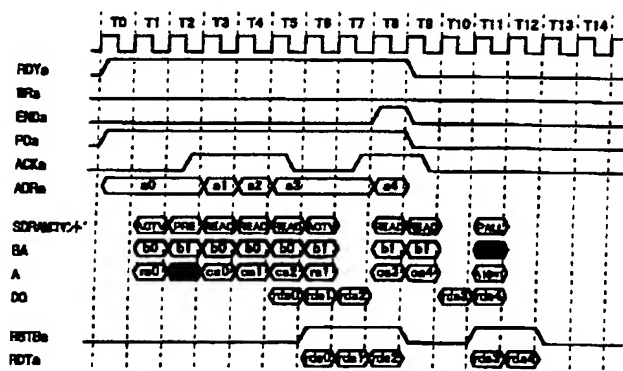
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 メモリコントローラ

(57) 【要約】

【課題】 ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセスを効率良く行うこと。

【解決手段】 デバイスからメモリコントローラ1に対してアクセス要求が出力されたときに、メモリコントローラ1は、アクセス要求を基にメモリサイクルa0でバンクb0のうちロウアドレスra0で指定されたページをアクティブ化し、その後、バンクb0のページに対するリードアクセスが行われる前に、次のアクセス対象となるバンク1に対して先行プリチャージを実行し、バンクb0のリードアクセスの後、描画処理により、バンク0からバンクb1にアクセスするためにページミスヒットが発生したときに、プリチャージを実行することなく直ちにバンクb1に対するアクティブ化を実行する。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割されているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、その後アクセス対象となるページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項2】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割されているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、その後アクセス対象となるバンクに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項3】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割されているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、次にアクセス対象となるページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項4】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割されているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、次にアクセス対象となるバンクに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項5】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、その後アクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項6】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割

り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だつて、次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項7】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項8】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと少なくとも一つ以上の処理装置に接続されて、前記処理装置から前記ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項9】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続されて、前記いずれかの処理装置から前記ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラ。

【請求項10】 請求項9に記載のメモリコントローラにおいて、前記複数の処理装置から出力されるアクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を選択して前記メモリ制御手段に出力するアクセス調停手段を備え、前記アクセス調停手段は、前記選択したアクセス要求によるアクセスが前記メモリ制御手段により実行されている

ときに、前記選択したアクセス要求よりも優先度の高いアクセス要求が新たに入力されたときには前記選択したアクセス要求によるアクセスの中断を前記メモリ制御手段に指令するとともに、前記新たに入力されたアクセス要求によるアクセスを前記メモリ制御手段に指令してなることを特徴とするメモリコントローラ。

【請求項 1 1】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続されて、前記ダイナミックランダムアクセスメモリおよび前記複数の処理装置とデータの授受を行うメモリコントローラにおいて、前記複数の処理装置から出力されるアクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を優先度に応じて選択して出力するアクセス調停手段と、前記アクセス調停手段の選択によるアクセス要求を受け前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページに対してアクセスを行うメモリ制御手段とを備え、前記アクセス調停手段は、前記選択したアクセス要求によるアクセスが前記メモリ制御手段により実行されているときに、前記選択したアクセス要求よりも優先度の高いアクセス要求が新たに入力されたときには前記選択したアクセス要求によるアクセスの中断を前記メモリ制御手段に指令するとともに、前記新たに入力されたアクセス要求によるアクセスを前記メモリ制御手段に指令してなることを特徴とするメモリコントローラ。

【請求項 1 2】 データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続されて、前記ダイナミックランダムアクセスメモリおよび前記複数の処理装置とデータの授受を行うメモリコントローラにおいて、前記複数の処理装置から出力されるアクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を優先度に応じて選択して出力するアクセス調停手段と、前記アクセス調停手段の選択によるアクセス要求を受け前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページに対してアクセスを行うメモリ制御手段と、アクセス対象のバンクがアクティブ化されているか否かを判定するバンクアクティブ化判定手段と、アクセス対象のページがアクティブ状態にあるか否かを判定するページヒット判定手段と、前記アクセス対象のバンクがアクティブ化されてから前記アクセス対象のバンクに対するプリチャージの実行が可能な最小サイクルが経過したか否かを判定するアクティブープリチャージ間最小サイクル判定手段と、前記アクセス対象のバンクがプリチャージされてから前記アクセス対象のバンクに対するアクティブ化の実行が可能な最小サイクルが経過したか否かを判定するプリチャージーアクティブ間

最小サイクル判定手段とを備え、前記メモリ制御手段は、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていないと判定されたときには、前記プリチャージーアクティブ間最小サイクル判定手段から肯定の判定結果が出力されたことを条件にアクセス対象のページをアクティブ化するとともに、アクティブ化した後ライトまたはリードによるアクセスを実行し、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていると判定されたときには、前記ページヒット判定手段により肯定の判定結果が得られたときには、直ちにライトまたはリードによるアクセスを実行し、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていると判定されたときに、前記ページヒット判定手段により否定の判定結果が得られたときには、前記アクティブープリチャージ間最小サイクル判定手段から肯定の判定結果が出力されたことを条件に、アクセス対象のバンクをプリチャージし、次にアクセス対象のページに対してアクティブ化を実行した後にライトまたはリードによるアクセスを実行してなることを特徴とするメモリコントローラ。

【発明の詳細な説明】

【 0 0 0 1 】

【発明の属する技術分野】本発明は、メモリコントローラに係り、特に、画像データなどを記憶するダイナミック・ランダムアクセスメモリ（DRAM）をアクセスするに好適なメモリコントローラに関する。

【 0 0 0 2 】

【従来の技術】近年、パーソナルコンピュータなどの急激な普及に伴い、パーソナルコンピュータの主記憶メモリとして使用されているDRAM（Dynamic Random Access Memory）の供給量が增大するとともに価格が下がり、これによりパーソナルコンピュータ以外の電子機器にもDRAMが採用されている。このDRAMには、インタフェースのクロックに同期して連続した書き込みや読み出し（以下、バースト転送）を高速化したシンクロナスDRAM（以下、SDRAM）や、SDRAMのバースト転送をクロック信号の立上りと立ち下りの両エッジに同期して実行することにより、バースト転送を2倍に高速化したダブルデータレートSDRAM（以下、DDR-SDRAM）やラムバスDRAM（以下、RDRAM）などがある。これらDRAMのうち特に、SDRAMは安価で大容量のメモリを構成できるため、利用する機器は増加している。またディスプレイに表示する画像データを一時的に保持するフレームメモリとして、これまで使用されてきた高価な専用メモリ（VRAM）の代わりに、SDRAMを使用するようになってきている。なお、SDRAMの規格は、JEDEC規格21-Cで定められている。

【 0 0 0 3 】CDRAMの画像データをアクセスするデ

パイスとしては、例えば、画像データを読み出してディスプレイに転送する表示処理装置や、任意の図形を描画するために、それらの図形データを生成して画像データとして書き込む描画処理装置がある。また SDRAM にデータを記憶するに際しては、ビデオ入力装置によって生成された画像データを書き込むこともできる。さらに、SDRAM を構成するに際しては、画像データを記憶するフレームメモリとメインメモリとを統合して一つのメモリにしたユニファイドメモリを SDRAM で実現することもできる。SDRAM をユニファイドメモリとして構成した場合、ユニファイドメモリに対しては、画像データのアクセスの他に、プロセッサによる命令コードや各種データのアクセスが実行されるため、メモリアクセスを効率良く行う必要がある。

【0004】画像データをフレームメモリに記憶するに際して、フレームメモリには、画像データをデータ記憶エリアに保持するために、水平方向および垂直方向に有限な二次元のアドレス空間が割り当てられている。画像データは、ディスプレイ装置の表示画面（表示画素）に対応して、水平方向および垂直方向に配列された状態で保持される。表示画面に対応する各画素の画像データはそれぞれ数ビットないし数十ビットで構成されており、1 画素の画像データのビット長はデータの形式によって決定される。

【0005】またフレームメモリとしての SDRAM に画像データを記憶するに際しては、データ記憶エリアを複数のバンク、例えば、4 バンクに分割するとともに、各バンクを複数のページに分割し、各ページにロウアドレスが割り当てられている。このように構成されたフレームメモリに対してアドレスを設定するに際しては、リニアアドレスマッピングとタイルアドレスマッピングが採用されている。

【0006】リニアアドレスマッピングは、水平方向の画素データの並びをラインとしたときに、水平方向に配列された画素データ（表示画面の画素のうち水平方向に並んだ画素に対応した画像データ）に対して、水平方向に連続したアドレスを割り当てて、1 ライン内の表示画素に対して全て同一のロウアドレス、すなわち同一ページのロウアドレスを割り当てる方式である。この場合、各ラインの画素データは、それぞれ同一バンクであるが別のロウアドレスが割り当てられるか、もしくは別のバンクのロウアドレスが割り当てられる。すなわち各ラインの画素データにライン毎に異なるページが割り当てられている。

【0007】一方、タイルアドレスマッピングは、例えば、水平方向に 32 バイト、垂直方向に 16 ラインの方形（以下、タイル）内の画素データに対して連続したアドレスを割り当てるとともに、1 タイル内の画素データに対しては全て同一のロウアドレス、すなわち同一ページを割り当てる方式である。この場合、各タイルの画素

データ（画像データ）はそれぞれ同一バンクであるが別のロウアドレスが割り当てられるかもしくは別のバンクのロウアドレスが割り当てられる。すなわち各タイルの画素データにはタイル毎に異なるページが割り当てられている。

【0008】ところで、SDRAM は、データを保持するためにリフレッシュ動作が必要であり、SDRAM をアクセスするに際しては、アクセス対象のページをロウアドレスで指定し、指定されたページに属する全てのデータをセンスアンプに転送して増幅するアクティブ化を行い、その後アクティブ化されたデータのうちカラムアドレスで指定されたデータに対してのみリードまたはライトによるアクセスを実行するようになっている。この場合、同一ページのデータに対しては連続したアクセスを行うことができる。しかし、ページが異なるときには、センスアンプにある全てのデータを元のページに戻すプリチャージを行い、その後アクセス対象のページに属する全てのデータをセンスアンプに転送して増幅するアクティブ化を実行することが必要である。

【0009】すなわち、同じページに属するデータをアクセスするときには連続したアクセスが可能であるため、アクセス効率を高めることができる。しかし、異なるページにアクセスするときにはページミスヒットとなり、アクセス対象のページに対してプリチャージを行った後、アクティブ化を行い、その後アクセス対象のページにアクセスする処理が必要であり、メモリアクセスの効率が低下することになる。このため、SDRAM をアクセスするに際しては、ページミスヒットの発生を少なくすることが望ましく、SDRAM にアドレスマッピングを設定するに際しては、装置の機能に合わせる必要がある。

【0010】すなわち、表示処理装置に用いる SDRAM に対してリニアアドレスマッピングを適用した場合、表示処理装置は、ライン方向に左側から右側または右側から左側のいずれか一方に連続してアクセスするため、1 ラインをアクセスする間はページミスヒットが生じることはなく、ページミスヒットの発生を抑制することができる。しかし、表示処理装置に用いる SDRAM に対してタイルアドレスマッピングを適用した場合、ページミスヒットの発生が多くなる。これは、表示処理装置においては、アクセスを開始するアドレスが任意であって、表示する画像のスクロールや複数の表示画像面（以下、プレーンと称する。）の境界が任意の位置に設定されることに起因している。このため、タイルアドレスマッピングを用いた SDRAM に対して表示処理装置からアクセスを行うと、ライン方向に連続した画素データをアクセスするときにはタイル境界（タイルとタイルとの境界）を跨いでアクセスすることになるので、タイル境界を跨ぐ毎にページミスヒットが発生し、メモリアクセスの効率が低下する。

【0011】これに対して、リニアアドレスマッピングを用いたSDRAMに対して描画処理装置からアクセスした場合、水平方向の描画であれば連続アクセスが可能であってページミスヒットの発生を少なくすることはできるが、水平方向や斜め方向の描画であれば、各サイクルごとに異なるページにアクセスすることになるので、描画サイクルごとにページミスヒットが発生し、メモリアクセスの効率が低下する。

【0012】すなわち、描画処理装置は、与えられた描画命令コードにしたがって任意の図形を生成し、生成した図形に関する画像データをSDRAMの二次元のアドレス空間に書き込むようになっており、しかも描画する図形は任意の角度の直線や曲線で構成されているため、アクセス対象のアドレスは水平方向に連続であったり、垂直方向に連続であったり、あるいは斜め方向に連続であったりする。このため、描画処理装置に用いるSDRAMにタイルアドレスマッピングを設定すれば、水平方向、垂直方向、斜め方向のいずれの方向にアクセスするときでも、タイル境界を超えるときにのみページミスヒットが発生するので、リニアアドレスマッピングを用いたときよりもページミスヒットの発生を少なくすることができる。従って、描画処理のためには、タイルアドレスマッピングが好ましく、フレームメモリをSDRAMで実現する多くの機器にはタイルアドレスマッピング方式が採用されている。

【0013】また、表示処理装置による画像データの読み出しは一種のリアルタイム性が要求されている。すなわち、画像データの読み出しがある一定の期間内に完了しなければディスプレイ装置に表示される画像にちらつきが生じる。このような画像のちらつきを防止するためには、SDRAMのページミスヒットの発生を抑制することにより、画像データのアクセス効率の向上を図る他に、SDRAMへのアクセスの調停が重要になる。特に、ユニファイドメモリ構成では描画処理装置によるアクセスとプロセッサなど他のデバイスからのアクセスとの競合が頻発するため、アクセス競合による画像データのアクセス遅延をいかに抑えるかが重要となる。

【0014】そこで、フレームメモリとしてのSDRAMを効率良くアクセスするに際して、特開平8-255107号公報に記載されているように、アクセス対象のアドレスと前回アクセスしたアドレスとを比較してページヒットの判定を行い、ページミスヒットが発生したときにはバンクのプリチャージと新しいページのアクティブ化を実行した後に、ライトもしくはリードを実行し、ページヒットしたときにはバンクのプリチャージやアクティブ化を行うことなく直ちにライトもしくはリードを実行し、さらに、SDRAMの連続的なアクセスを実行できるように、所定単位で順次増分するアドレスカウンタを備え、且つ、同一ページを連続的にアクセスしている途中で異なるページにアクセスする場合には、異なる

ページにアクセスする直前にアクセスを中断し、表示処理装置による画像データの読み出しを効率良く行うようにしたもののが提案されている。

【0015】

【発明が解決しようとする課題】しかし、従来技術においては、SDRAMのページヒットを判定するに際して、アクセス対象のアドレスと前回アクセスしたアドレスとを単に比較しているので、アクセス効率を高めるにも、SDRAMの特徴である複数バンクによるインタリーブアクセス（2または4つのバンクのうち各バンクのページを個別にアクティブ化することを利用し、アクセスを複数のバンクに分散し、アクセス効率を高めるアクセス方法）を活用することができない。

【0016】また、表示処理装置による画像データの読み出しにおいて、同一ページのデータに対して連続的なアクセスを行っている途中で異なるページにアクセスするときにはアクセスを中断してページミスヒットの発生を防止しているが、その後、後続のアクセスを実行するときには結局ページミスヒットが発生することになり、バンクに対するプリチャージとアクティブ化は避けられない。

【0017】さらに、従来技術においては、複数のアクセスが競合するときに、表示処理装置によるアクセスのリアルタイム性を考慮して調停することは考慮されていない。

【0018】本発明の課題は、ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセスを効率良く行うことができるメモリコントローラを提供することにある。

【0019】

【課題を解決するための手段】前記課題を解決するために、本発明は、データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割されているダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だって、その後アクセス対象となるページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなるメモリコントローラを構成したものである。

【0020】前記メモリコントローラを構成するに際しては、メモリ制御手段として、ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求をもとにアクセス対象のページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先立って、その後または次にアクセス対象となるバンクまたはページに対して先行プリチャージを実行する機能を備えたもので構成することもできる。

【0021】さらに、前記各メモリコントローラを構成するに際しては、ダイナミックランダムアクセスメモリ

としては、データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割付けられているものを対象とすることもできる。

【0022】また、メモリコントローラをダイナミックランダムアクセスメモリと少なくとも一つ以上の処理装置に接続したり、あるいはメモリコントローラをダイナミックアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続構成を採用することもできる。この場合、メモリコントローラとしては、以下の機能を有するもので構成することが

【0023】(1) ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求をもとにアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先立って、その後アクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなる。

【0024】(2) ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、前記アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先だって、次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行するメモリ制御手段を備えてなる。

【0025】(3) ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなる。

【0026】(4) ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなる。

【0027】(5) ダイナミックランダムアクセスメモリに対するアクセス要求を受けたときに、前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページをアクティブ化し、この直後に次にアクセス対象となるバンクのページに対して先行プリチャージを実行し、その後前記アクティブ化されたページに対してリードまたはライトによるアクセスを実行するメモリ制御手段を備えてなる。

【0028】前記メモリコントローラのうち複数の処理装置に接続されたメモリコントローラを構成するに際しては、以下の要素を付加することができる。

【0029】(1) 前記複数の処理装置から出力される

アクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を選択して前記メモリ制御手段に出力するアクセス調停手段を備え、前記アクセス調停手段は、前記選択したアクセス要求によるアクセスが前記メモリ制御手段により実行されているときに、前記選択したアクセス要求よりも優先度の高いアクセス要求が新たに入力されたときには前記選択したアクセス要求によるアクセスの中断を前記メモリ制御手段に指令するとともに、前記新たに入力されたアクセス要求によるアクセスを前記メモリ制御手段に指令してなる。

【0030】また、本発明は、データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続されて、前記ダイナミックランダムアクセスメモリおよび前記複数の処理装置とデータの授受を行うメモリコントローラにおいて、前記複数の処理装置から出力されるアクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を優先度に応じて選択して出力するアクセス調停手段と、前記アクセス調停手段の選択によるアクセス要求を受け前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページに対してアクセスを行うメモリ制御手段とを備え、前記アクセス調停手段は、前記選択したアクセス要求によるアクセスが前記メモリ制御手段により実行されているときに、前記選択したアクセス要求よりも優先度の高いアクセス要求が新たに入力されたときには前記選択したアクセス要求によるアクセスの中断を前記メモリ制御手段に指令するとともに、前記新たに入力されたアクセス要求によるアクセスを前記メモリ制御手段に指令してなることを特徴とするメモリコントローラを構成したものである。

【0031】また、本発明は、データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割り付けられているダイナミックランダムアクセスメモリと複数の処理装置にそれぞれ接続されて、前記ダイナミックランダムアクセスメモリおよび前記複数の処理装置とデータの授受を行うメモリコントローラにおいて、前記複数の処理装置から出力されるアクセス要求のうちいずれか一つのアクセス要求を優先度に応じて選択して出力するアクセス調停手段と、前記アクセス調停手段の選択によるアクセス要求を受け前記アクセス要求を基にアクセス対象のバンクのページに対してアクセスを行うメモリ制御手段と、アクセス対象のバンクがアクティブ化されているか否かを判定するバンクアクティブ化判定手段と、アクセス対象のページがアクティブ状態にあるか否かを判定するページヒット判定手段と、前記アクセス対象のバンクがアクティブ化されてから前記アクセス対象のバンクに対するプリチャージの実行が可能な最小サイクルが経過したか否かを判定するアクティ

ブープリチャージ間最小サイクル判定手段と、前記アクセス対象のバンクがプリチャージされてから前記アクセス対象のバンクに対するアクティブ化の実行が可能な最小サイクルが経過したか否かを判定するプリチャージ・アクティブ間最小サイクル判定手段とを備え、前記メモリ制御手段は、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていないと判定されたときには、前記プリチャージ・アクティブ間最小サイクル判定手段から肯定の判定結果が出力されたことを条件にアクセス対象のページをアクティブ化するとともに、アクティブ化した後ライトまたはリードによるアクセスを実行し、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていると判定されたときに、前記ページヒット判定手段により肯定の判定結果が得られたときには、直ちにライトまたはリードによるアクセスを実行し、前記バンクアクティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアクティブ化されていると判定されたときに、前記ページヒット判定手段により否定の判定結果が得られたときには、前記アクティブ・ブリーチャージ間最小サイクル判定手段から肯定の判定結果が出力されたことを条件に、アクセス対象のバンクをプリチャージし、次にアクセス対象のページに対してアクティブ化を実行した後にライトまたはリードによるアクセスを実行してなることを特徴とするメモリコントローラを構成したものである。

【0032】前記した手段によれば、アクセス対象のページをアクティブ化した後、アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先立って、その後あるいは次にアクセス対象となるバンクまたはページに対して先行プリチャージを行っているため、その後あるいは次にアクセス対象となるバンクまたはページに対してアクセスを行うときにプリチャージを行うことなく、アクティブ化を行った後、リードまたはライトのアクセスを行うことができ、ページミスヒットによって異なるページにアクセスするときでも、プリチャージをした後、アクティブ化するまでの時間が不要となり、むだ時間を短縮することができ、効率良くアクセスすることができる。このため、単位時間当たりのアクセス可能なデータ量を増加することができ、バンド幅の向上に寄与することができる。

【0033】また、ある処理装置からのアクセス要求を選択してアクセスを実行しているときに、優先度の高いアクセス要求、例えば、リアルタイム性の高いアクセス要求が新たに入力され、複数の処理装置（デバイス）からのアクセス要求が競合したときには、選択したアクセス要求によるアクセスを中断し、新たに入力されたアクセス要求によるアクセスを実行するようにしているため、複数のアクセス要求が競合したときでも、優先度の高いアクセス要求（リアルタイム性の高いアクセス要求）を優先して実行することができ、アクセス競合による画像デ

ータのアクセス遅延を抑制することができる。

【0034】また、先行プリチャージを行わないときには、ダイナミックランダムアクセスメモリの状態を管理し、メモリの状態に応じアクセスを実行するようにしているため、メモリの状態に合わせてメモリに対して確実にアクセスを実行することができる。さらに、先行プリチャージを実行しないときには、アクティブフラグと로우アドレスバッファRASカウンタおよびRPカウンタの情報を参照し、ページミスヒットが発生した場合には、アクティブ／プリチャージ間最小サイクルおよびプリチャージ・アクティブ間最小サイクルを満たす範囲で最短のタイミングでプリチャージとアクティブ化を実行することができる。

【0035】

【発明の実施の形態】以下、本発明の一実施形態を図面に基いて説明する。図1は本発明に係るメモリコントローラを画像処理システムに適用したときのシステム構成図である。図1において、画像処理システムは、例えば、パーソナルコンピュータに内蔵されるグラフィックスカードや自動車に搭載されるカーナビゲーションシステムに該当し、メモリコントローラ1とともに、複数の処理装置と単一のメモリを備えて構成されている。

【0036】複数の処理装置は、例えば、シーケンス処理やデータ処理を実行するプロセッサ（以下、CPUと称する。）2、二次元や三次元の図形描画処理を実行する描画処理装置（以下、RUと称する。）3、ディスプレイ装置81に表示画像データを転送する表示処理装置（以下、DUと称する。）4、ビデオカメラ装置82からビデオ画像データを取り込むビデオ処理装置（以下、BUと称する。）5、外部記憶装置83や通信装置84などの周辺装置とのデータ転送を制御する入出力制御装置（以下、IOUと称する。）6から構成されており、各処理装置共通のメモリ7はSDRAMで構成されている。なお、メモリ7としては、SDRAMよりも高速アクセスが可能なダブルデータレート（DDR）DRAMを用いることも可能である。

【0037】メモリ（ダイナミックランダムアクセスメモリ）7は、例えば、データ記憶エリアが複数のバンクに分割されているとともに、各バンクが複数のページに分割され、各ページが相隣接するページとは異なるバンクに割付けられている。そしてメモリ7の各ページには、CPU2で処理される命令コードやデータ、RU3で処理される描画命令コードや描画データ、DU4から読み出される表示画像データ、VU5から書き込まれるビデオ画像データなどが記憶される。また命令コードやデータはIOU6によって周辺装置から書き込まれたり読み出されたりするようになっている。

【0038】システムの構成としては、メモリコントローラ1と、RU3、DU4、VU5、IOU6をそれぞれ統合して1つのLSIで実現することもできる。また

これらにCPU2を加えて1つのLSIで実現することもできる。さらにメモリ7を加えて1つのLSIで実現することもできる。なお、メモリアクセス元となるCPU2、RU3、DU4、VU5、IOU6などの処理装置を以下説明のためにデバイスと称することにする。

【0039】メモリコントローラ1は、各デバイスからアクセス要求を受けたときに、いずれか1つのアクセス要求を選択するための調停を行い、アクセス要求を基にコマンドを生成し、このコマンドにしたがってメモリ7に対して読み出しや書き込みの処理（アクセス）を実行するようになっている。具体的には、メモリコントローラ1は、アクセス調停部10、メモリ制御部11、バンク管理およびアドレス生成部12、マルチプレクス（以下、MUXと称する。）14、データ制御部15を備えて構成されている。

【0040】アクセス調停部10は、各デバイスからのアクセス要求を受け、複数のデバイスからのアクセス要求が競合したときには、予め定められた優先度に基づいてメモリアクセスの順番を決定するように構成されている。メモリ制御部11は、アクセス調停部10によって決定されたデバイスからのアクセス要求を基にコマンドを生成し、このコマンドに基づいた制御信号にしたがってメモリ7の読み出しおよび書き込みを制御するようになっている。この場合、メモリ7は、SDRAMを前提としているので、この制御はSDRAMの読み出しおよび書き込みシーケンスにしたがって行われる。バンク管理およびアドレス生成部12は、メモリ制御部11からコマンドを受け、このコマンドにしたがってメモリ7の状態を管理するとともに、アクセス調停部10によって選択されたデバイスからのアクセス要求を基にアクセス対象となるバンクおよびページを選択するために、バンクアドレス、ロウアドレス、カラムアドレスを生成するとともに、メモリ7に対するアクセスを最適化するのに必要となる情報を保持し、この保持した情報をメモリ制御部11に出力するようになっている。MUX14はアクセス調停部10が選択したデバイスのアドレスやデータを選択し、選択したデータをバンク管理およびアドレス生成部12などに出力するようになっている。データ制御部15はメモリ7に書き込むためのデータやメモリ7から読み出されたデータを一時的に保持するよう

【0041】メモリ7のアドレス空間には、描画データ、表示画像データおよびビデオ画像データを保持するために、それぞれ水平方向および垂直方向に有限な二次元のアドレス空間が割り当てられている。描画データ、表示画像データおよびビデオ画像データはそれぞれ数ビットないし数十ビットで1画素を表すデータとして構成されており、これらのデータがメモリ7に記憶されるときには、ディスプレイ装置の画面上に画像が表示される

れ、1画素データのビット長はデータの形式によって決まる。

【0042】メモリ7に描画データ、表示画像データおよびビデオ画像データを記憶する際には、リニアアドレスマッピング方式またはタイルアドレスマッピング方式を採用することができる。メモリ7を、例えば、4つのバンク（バンクアドレス0～3）に分割し、各バンクのページをn個に分割し、リニアアドレスマッピング方式を採用したときには、図2に示すように、各ラインがページに割り当てられ、各ラインには水平方向に連続したアドレスが割り当てられ、1ライン内の画素データは同一のロウアドレス、すなわち同一ページに割り当てられる。ただし各ラインにはそれぞれ同一バンクの別のロウアドレスもしくは別のバンクのロウアドレスが割り当てられる。すなわち各ラインには異なるページが割り当てられる。なお、この場合、カラムアドレス（0～511）は画面の各画素に対応したアドレスとなる。

【0043】一方、メモリ7を4つのバンクに分割し、タイルアドレスマッピング方式を採用したときには、図3に示すように、ページは、水平方向に32バイト、垂直方向に16ラインの方形（以下、タイルと称する。）に対応して設定され、各タイル内では連続したアドレス（0～511）が割り当てられ、各タイル内の画素データは全て同一のロウアドレス、すなわち同一ページに割り当てられる。ただし、各タイルはそれぞれ同一バンクであるが別のロウアドレス、もしくは別のバンクのロウアドレスが割り当てられる。すなわち各ページは相隣接するタイルとは個となるページが割り当てられることになる。

【0044】ここで、リニアアドレスマッピング方式またはタイルアドレスマッピング方式のいずれかを採用する際には、各デバイスの機能を考慮する必要がある。

【0045】例えば、RU3は、描画命令コードにしたがって任意の図形を生成し、メモリ7の二次元のアドレス空間に書き込むようになっており、描画する図形は任意の角度の直線や曲線で構成されているため、アクセス対象のアドレスは水平方向に連続だったり、垂直方向に連続であったり、あるいは斜め方向に連続であったりする。このため、リニアアドレスマッピングでは、水平方向の描画であれば連続したアクセスは可能であるが、垂直方向や斜め方向の描画であれば、サイクルごとにメモリ7の異なるページにアクセスすることとなり、サイクルごとにページミスヒットが発生し、メモリアクセス効率が低下することになる。

【0046】一方、図3に示すタイルアドレスマッピング方式を用いたときには、水平方向、垂直方向および斜め方向のいずれの方向にアクセスするときでもタイル境界を超えたときにみページミスヒットが発生することになる。したがって、描画処理のためには、図3のタイ

ルアドレスマッピングを用いることが好ましい。

【0047】また、DU4によるメモリ7からの表示画像データの読み出しおよびVU5によるメモリ7へのビデオ画像データの書き込みは一定の規則性を持っている。すなわち両者はいずれもライン方向に、しかも左側から右側または右側から左側のいずれか1方向に連続してアクセスするようになっている。しかし、アクセスを開始するアドレスは任意である。これは、表示画像のスクロールやDU4、またはVU5の内部での転送データバッファの制御などに起因している。このため、DU4とVU5に対してタイルアドレスマッピングを採用したときには、タイル境界を跨ぐライン方向に連続したアクセスが要求されたときには、タイル境界を跨ぐごとにページミスヒットが発生するので、ページミスヒット時におけるアクセスを効率良く行わなければ、メモリアクセス効率が低下することになる。

【0048】また、DU4による表示画像データの読み出しやVU5のビデオ画像データの書き込みは一種のリアルタイム性が要求される。すなわち、表示画像データの読み出しがある一定の期間内に完了しなければ、ディスプレイ装置に表示される画像にはちらつきが生じる。一方、ビデオ画像データの書き込みがある一定の期間内に完了しなければディスプレイ装置に表示されるビデオ画像が一時的に静止してしまう。このため、メモリ7にアクセスするにも、ページミスヒットの影響を抑制することによって、表示画像データやビデオ画像データのアクセス効率の向上を図る他に、各デバイスからのアクセス要求を調停することが重要となる。

【0049】特に、メモリ7を各デバイスの共有メモリとしてユニファイドメモリ構成としたときには、各デバイスからのアクセス要求の競合が頻発するため、アクセス競合による表示画像データやビデオ画像データのアクセス遅延をいかに抑えるかが重要なポイントとなる。

【0050】このため、本実施形態におけるメモリコントローラ1は、ページミスヒットの影響を抑制するための処理を行うとともに複数のデバイスからのアクセスが競合したときに、表示画像データやビデオ画像データのアクセス遅延を抑制するための処理を行うようになっており、メモリコントローラ1には、図4に示すように各デバイスからインタフェースを介して各種の信号が入力されている。メモリコントローラ1と各デバイスはそれぞれ独立したインタフェースで接続されているが、各インタフェースの仕様は同一である。インタフェースは次の信号で実現されており、 i ($i = a, \dots, e$) は各デバイスの識別子である。

【0051】アクセス調停部10には、図4に示すように、各デバイスからレディ信号(RDY i)、ライト／リード識別信号WR i 、最終サイクル識別信号END i が入力されており、アクセス調停部10から各デバイスに対してはアクノリッジ信号(ACK i)が出力される

ようになっている。MUX14には各デバイスからバイトイネーブル信号BE i (3:0)、アクセス先アドレスADR i (25:2)、ライトデータWDT i (31:0)が入力されている。一方、メモリ制御部11から各デバイスに対してはリードデータストローブ信号RSTB i が出力され、データ制御部15から各デバイスにはリードデータRDT i (31:0)が出力されるようになっている。さらに、メモリコントローラ1とメモリ7はSSDRAMインタフェースを介して接続されており、メモリ制御部11からメモリ7に対して、コマンドを指定するための制御信号として、チップセレクト信号CS $\#$ 、ロウアドレスストローブ信号RAS $\#$ 、カラムアドレスストローブ信号CAS $\#$ 、ライトイネーブル信号WE $\#$ が出力されているとともに、特定のデータをマスクするためのデータマスク信号DQM (3:0)が出力されている。また、バンク管理およびアドレス生成部12からメモリ7に対しては、アクセス対象のバンクおよびページを選択するために、バンクアドレスBA (1:0)、ロウ／カラムアドレスA (12:0)が出力されており、データ制御部15とメモリ7の間ではリード／ライトデータDQ (31:0)の授受が行われるようになっている。なお、 $\#$ は負論理の信号であることを示している。また本実施形態では、説明に必要な最小限の信号のみを示している。

【0052】各デバイスからメモリコントローラ1に対してメモリリードアクセスおよびメモリライトアクセスを示す信号をアクセス要求として出力するに際しては、図21に示すように、クロックに同期して出力されるようになっている。この場合、メモリアクセスはデータ幅と同じ4バイト単位で実行され、4バイトメモリアクセスを実行するサイクルをアクセスサイクルと呼ぶ。アクセスサイクルは最短で1クロックサイクルであるが、他のデバイスとの競合が生じたとき、あるいはメモリ7のバンクアクティブまたはプリチャージにより2クロックサイクル以上要する場合もある。また、メモリアクセスアドレスの送受(ライトアクセスの場合にはライトデータとバイトイネーブルも含む)とリードデータの送受は独立して実行される。このため、リードデータの返送を待つことなく、次のアクセス要求を受け付けることができる。また各デバイスはメモリアクセスを要求するとき、レディ信号RDY i をアサート(ハイレベル=“1”の信号)にするとともに、最初のアクセスアドレスADR i を出力する。アクセスの長さが4バイト以下である場合には最初のアクセスサイクルが最後のアクセスサイクルとなるので、レディ信号RDY i とともに、最終サイクル識別信号END i もアサートする。そしてライトアクセスの場合には、レディ信号RDY i をアサートするとともに、ライト／リード識別信号WR i をアサートし、且つ最初のライトデータWDT i とバイトイネーブルBE i を出力する。一方、リードアクセスの場

合には、レディ信号RDY_iをアサートするとともに、ライト／リード識別信号WR_iをネゲート（ロウレベル＝“0”の信号）にする。なお、リードアクセスの場合にはライトデータWDT_iとバイトイネーブル信号BE_iを出力する必要はない。

【0053】メモリコントローラ1は、各デバイスからのレディ信号RDY_iがアサートされたことを検知して調停を行い、複数のデバイスのうち1つのデバイスからのアクセスを選択してそのアクセス先アドレスADR_iを取り込む。そして、リード／ライト識別信号WR_iがアサートされているときには、ライトデータWDT_iとバイトイネーブル信号BE_iも取り込む。そして、選択したデバイスに対してアクノリッジ信号ACK_iをアサートする。アクノリッジ信号ACK_iのアサートは最短でレディ信号RDY_iのアサート開始と同一クロックサイクル内で行われるが、上述したように、他のデバイスとの競合やメモリ7のバンクアクティブまたはプリチャージによりアクノリッジ信号ACK_iのアサートが1クロックサイクル以上遅れる場合もある。このような場合、デバイスは各信号の出力状態をアクノリッジ信号ACK_iがアサートされるまで保持する。デバイスアクノリッジ信号ACK_iがアサートされたときには、次のクロックサイクルにレディ信号RDY_iをアサートした状態で、次のアクセスアドレスADR_iを出力する（A1）。WR_i、WDT_i、BE_iも同様である。アクセスアドレスADR_iは前のアドレス値と連続してなくても良い。また最終アクセスサイクルであれば最終サイクル識別信号END_iもアサートする。

【0054】メモリコントローラ1は最終サイクル識別信号END_iがアサートされている最終アクセスサイクルを受け付ける（アクノリッジ信号ACK_iをアサートする。）とともに、他のデバイスのレディ信号RDY_iのアサートを検知したときには調停を行い、次のクロックサイクルにはこのアクセスサイクルを受け付けることが可能である。最終アクセスサイクルが受け付けられたデバイスは、この調停の対象には入らない。ただし、引き続きレディ信号RDY_iをアサートして次のアクセスを要求することは可能である。

【0055】またメモリコントローラ1は、基本的に1つのデバイスのアクセスを選択したときには最終サイクル識別信号END_iがアサートされるまで同一デバイスのアクセスのみを受け付ける。そしてメモリコントローラ1があるデバイスのアクセスを選択してから最終サイクル識別信号END_iがアサートされた最終アクセスサイクルを受け付ける（アクノリッジ信号ACK_iをアサートする。）までの期間をトランザクションと呼ぶ。1トランザクションの間に実行する複数のアクセスサイクルのアドレスはそれぞれ任意であり、1トランザクションの間に複数のページに跨るアドレスにアクセスすることは可能である。なお、各デバイスは1トランザクシ

ョンの間にレディ信号RDY_iをネゲートしてメモリアクセスを一時的に停止することも可能であり、また、1トランザクションの間にリードアクセスとライトアクセスを混在して要求することも可能であるが、メモリアクセスの効率を悪化させるので、このような要求を行うときには、最終サイクル識別信号END_iをアサートしてトランザクションを一旦終了することが望ましい。

【0056】次に、アクセス調停部10の具体的内容を図5ないし図10を用いて説明する。アクセス調停部10は、図5に示すように、モードレジスタ部100、デバイス選択部101、カウンタ102を備えて構成されており、レジスタバスREGBUSが各デバイスに接続されている。

【0057】モードレジスタ部100は、メモリアクセス調停における優先度や、メモリ7のカラムレイテンシ（SDRAMのリードコマンド発行からリードデータ出力までのクロックサイクル数）、プリチャージモードなどを設定するレジスタである。このモードレジスタ部100には、レジスタバスREGBUSを経由してカラムレイテンシや優先度などに関するデータが設定されるようになっている。

【0058】例えば、図6に示すように、モードレジスタ部100には、各デバイスのメモリアクセスの優先度PR_i〔2:0〕が設定され、カラムレイテンシCL₂が設定され、各デバイスからの要求に対して先行プリチャージを実行するか否かを示すプリチャージモードPDiが設定されるようになっている。カラムレイテンシについては2サイクルか3サイクルかが設定され、CL₂が0であればカラムレイテンシは3サイクルであり、CL₂が1であればカラムレイテンシは2サイクルである。またPDiが0であれば、このデバイスに対する先行プリチャージは実行せず、PDiが1のときには、このデバイスからの要求に対しては先行プリチャージを実行することを示している。

【0059】また優先度PR_i〔2:0〕＝「000」～「111」については、図7に示すように、PR_i〔2:0〕の値が小さい程、優先度は高くなる。そして複数のデバイスが同一の優先度に設定された場合、それらのデバイスの間ではラウンドロビンでアクセスが調停される。すなわち、ラウンドロビンでは、調停を実行するタイミングを基準として、このタイミングに最も近いときにアクセスを受け付けられたデバイスが同一優先度のデバイス間では最下位の優先度となる。なお、優先度が「000」場合には、特権モードと呼び、特権モードに設定されたデバイスがメモリアクセスを要求した場合、実行中の他のデバイスのトランザクションを中断して（本トランザクションが特権モードで実行している場合は中断しない）、特権モードのデバイスのトランザクションを実行し、且つ、後述するカウンタ102からのABORT（中断）信号は無視される。

【0060】デバイス選択部101は、各デバイスからのレディ信号RDY_iのアサートを検知したときには、レディ RDY をアサートし、モードレジスタ部100に設定された優先度にしたがって1つのデバイスを選択し、そのデバイスを識別する信号を保持するとともに、その番号をDEVSEL〔3:0〕として出力し、選択したデバイスのライト／リード識別信号WR_iをWRとして出力し、モードレジスタ部100の選択したデバイスの先行プリチャージPD_iが1に設定されていれば、先行プリチャージPDEVをアサートする。RDYのアサートおよびDEVSEL〔3:0〕、WR、PD_iの出力は、選択したデバイスのRDY_iアサート期間中継続される。

【0061】またデバイス選択部101は、メモリ制御部11からのアクノリッジ信号ACKのアサートを検知すると、選択したデバイスに対してアクノリッジ信号ACK_iをアサートし、選択したデバイスが同一サイクルに最終サイクル識別信号END_iをアサートしているならば、トランザクションの完了と判断し、カウンタ102にEND信号を1クロックサイクルアサートするとともに、次のクロックサイクルからアクセスの調停を再開する。

【0062】カウンタ102は、最終サイクル識別信号END信号のアサートによりカウント値をクリアし、アクノリッジ信号ACK信号がアサートされている間、クロックサイクルに同期してカウント値を順次インクリメントし、カウント値が所定の設定値と一致したときにABORT信号をアサートするようになっている。すなわち、カウンタ102は、あるトランザクションにおけるアクセスサイクル数をカウントするカウンタである。そしてあるデバイスによるトランザクションのアクセスサイクル数が極端に長い場合、他のデバイスのメモリアクセスに支障が生じてしまうため、1トランザクションのアクセスサイクル数に上限を設け、カウンタ102によってアクセスサイクル数が上限に達したことが検知されたときには、メモリコントローラ1側で一旦トランザクションを中断し（これをアポートと呼ぶ。）、他のデバイスのメモリアクセスを受け付けるようにしている。1トランザクションのアクセスサイクル数の上限はレジスタバスREGBUSを経由してカウンタ102に任意の値で設定することが可能である。

【0063】デバイス選択部101はカウンタ102のABORT信号のアサートを検知すると、トランザクションの中断と判断してカウンタ102にEND信号を1クロックサイクルの間アサートするとともに、次のクロックサイクルからアクセスの調停を再開する。なお、デバイスからはアポートによってメモリアクセスが中断されたことは認識されず、単にメモリコントローラ1のアクノリッジACK_iのアサートが遅れているように見えるため、レディ信号RDY_iのアサートを継続する。

このように、メモリコントロール1は、アポートによって中断したトランザクションの後続を次のトランザクションの終了直後またはそれ以降に優先度に基づいて選択して実行することになる。

【0064】次に、アクセス調停部10の動作を図8ないし図10にしたがって説明する。図8では、デバイスaはライトアクセスで、アクセスサイクル数は2を示しており、デバイスbはリードアクセスでアクセスサイクル数は1、優先度はデバイスaの方がデバイスbよりも高いときを示している。またDEVSEL〔3:0〕の値はデバイスaが0001、デバイスbは0010とする。

【0065】まず、図8において、クロックサイクルT0においてデバイスaとデバイスbが同時にレディ信号RDY_iをアサートすると、アクセス選択部11は優先度に基づいてデバイスaを選択する。メモリ制御部11はクロックサイクルT2にデバイスaの最初のアクセスサイクルに対するアクノリッジACKをアサートし、クロックサイクルT3に次のアクセスサイクルに対するアクノリッジACKをアサートする。さらにクロックサイクルT3で最終サイクル識別信号END_aがアサートされた後は、クロックサイクルT4からデバイスbが選択され、リードアクセスが実行され、クロックサイクルT8ではデバイスbの最初で最後のアクセスサイクルに対するアクノリッジACKがアサートされる。

【0066】一方、デバイスaのトランザクションがアポートによって中断されるときには、図9に示すように、デバイスaのトランザクションはクロックサイクルT0から開始されているが、クロックサイクルT3でABORTがアサートされるため、トランザクションが中断され、次のクロックサイクルT4ではデバイスbのトランザクションが実行される。このとき、デバイスbのトランザクションはアクセスサイクル数が1であるため、クロックサイクルT4で終了し、次のクロックサイクルT5からはデバイスaのトランザクションが再開される。

【0067】また、デバイスaのトランザクションが実行されているときに、特権モードのデバイスbからメモリアクセスが要求されたときには、図10に示すように、デバイスaのトランザクションはクロックサイクルT0から開始されているが、クロックサイクルT3で特権モードのデバイスbからのレディ信号RDY_iがアサートされるため、デバイスaのトランザクションが中断され、次のクロックサイクルT4ではデバイスbのトランザクションが実行される。デバイスbのトランザクションはアクセスサイクル数が1であるため、デバイスbのトランザクションはクロックサイクルT4で終了し、次のクロックサイクルT5からはデバイスaのトランザクションが再開される。

【0068】次に、バンク管理およびアドレス生成部1

2の構成を図11に示す。バンク管理およびアドレス生成部12は、アドレス生成部120、バンク状態管理部121、バンクアドレスラッチ140、ロウ／カラムアドレスラッチ141で構成されている。アドレス生成部120とバンク状態管理部121には、メモリ制御部11の生成による各種のコマンドが入力されており、アドレス生成部120にはアクセスアドレスADR〔25:2〕、モード信号CONF〔3:0〕が入力されている。

【0069】アクティブコマンドACTISSは、メモリ制御部11からメモリ7に対して、アクティブコマンドを発行したことを示す信号として入力され、プリチャージコマンドPREISSはメモリ制御部11からメモリ7に対して、プリチャージコマンドが発行されたことを示す信号として入力され、先行プリチャージコマンドPPREISSはメモリ制御部11からメモリ7に対して、先行プリチャージモードにおける先行的なプリチャージコマンドを発行したことを示す信号として入力されている。また全バンクプリチャージコマンドPALISSはメモリ制御部11からメモリ7に対して、全てのバンクに対してプリチャージを実行するためのプリチャージコマンドが発行されたことを示す信号として入力され、モードレジスタセットコマンドMRSISSはモードレジスタセットコマンドが発行されたことを示す信号として入力されている。

【0070】アドレス生成部120は、MUX14によって選択されたデバイスのアドレスを示すアクセスアドレスADR〔25:2〕と、メモリ7の構成(メモリ容量)を示すモード信号CONF〔3:0〕と、各種のコマンドを基に、バンクアドレスBADR〔1:0〕、ロウアドレスRA〔12:0〕、ロウアドレスまたはカラムアドレスMADR〔12:0〕を生成して出力するようになっている。MADR〔12:0〕がロウアドレスまたはカラムアドレスのうちどちらを出力するかは発行するコマンドの種類によって決まる。なお、4バンクのうち1バンクを選択するためのBA〔1:0〕=「00」～「11」はバンクアドレスBADR〔1:0〕をラッチ140でラッチした信号であり、ロウ／カラムアドレスA〔12:0〕はMADR〔12:0〕をラッチ141でラッチした信号である。すなわちアドレス生成部120はメモリ制御手段の1要素として、アクセス要求を基にメモリ7のバンクのうちアクセス対象のバンクとページおよびページの中の特定のデータを選択するためのバンクアドレスBA〔1:0〕、ロウ／カラムアドレスA〔12:0〕を出力するようになっている。

【0071】バンク状態管理部121は、メモリ制御部11から発行された各種のコマンドを基にメモリ7の各バンクの状態を保持し、メモリ7へのアクセスを最適に行うための情報をメモリ制御部11に提供するようにしている。すなわち、バンク状態管理部121は、以下

のバンク状態情報をバンク別に保持するようになっている。

【0072】(1) アクティブ状態か非アクティブ状態か。

【0073】(2) アクティブ状態のカラムアドレス。

【0074】(3) アクティブ—プリチャージ間最小サイクルが経過したか。

【0075】(4) プリチャージ—アクティブ間最小サイクルが経過したか。

【0076】バンク状態管理部121は以上の情報に基づいてアクセスサイクルごとに以下の情報をメモリ制御部11に提供する。

【0077】(1) BACT: アクセス対象のバンクがアクティブ状態である。

【0078】(2) PHIT: アクセス対象のページがアクティブ状態である(ページヒットであることを示す)。

【0079】(3) IRAS: アクセス対象のバンクにおいてアクティブ—プリチャージ間最小サイクルが経過した。

【0080】(4) IRP: アクセス対象のバンクにおいてプリチャージ—アクティブ間最小サイクルが経過した。

【0081】(5) IRASALL: バンクにおいてアクティブ—プリチャージ間最小サイクルが経過した。

【0082】以上の情報は、例えば、ハイレベルの信号としてメモリ制御部11に提供される。

【0083】また、アドレス生成部120において各種のアドレスを生成するに際しては、図12に示すように、メモリ7の構成(メモリ容量)にしたがってアドレスが生成される。

モード信号CONF〔3:0〕はメモリ7の構成を示すものであり、CONF〔3:0〕が0のメモリ構成は、メモリ7のバンクは4バンク構成(バンク0～バンク3)で1バンク当たり4096ページ、1ページ当たり256ワードである。またCONF〔3:0〕が1のメモリ構成のときには、メモリ7が4バンク構成で1バンク当たり4096ページ、1ページ当たり512ワードとなる。さらに、CONF〔3:0〕が2のメモリ構成のときには、メモリ7が4バンク構成で1バンク当たり81192ページ、1ページ当たり512ワードとなる。なお、1ワードはメモリデータバスDQ〔31:0〕の幅と同じ32ビット(4バイト)である。

【0084】ここで、CONF〔3:0〕が0の場合、各コマンドの発行の有無によってアドレスが生成される。例えば、アクティブコマンド発行時(ACTISS=1)のときには、アクセスアドレス〔25:2〕のうちADR〔11:10〕をバンクアドレスBADR〔1:0〕として選択し、ADR〔23:12〕をロウアドレスA〔11:0〕として選択する。この場合、最

上位のビットであるRA〔12:〕は0となる。さらにロウまたはカラムアドレスMADR〔12:0〕は、ロウアドレスであるADR〔23:12〕が選択され、最上位のビットは0である。また先行プリチャージコマンド発行時(PPREISS=1)のときにはADR〔11:0〕+1がバンクアドレスBADR〔1:0〕として選択される。すなわちアクティブコマンドで指定されたバンクに隣接するバンクに対するアドレスが出力される。また全プリチャージコマンド発行時(PALLISS=1)のときにはアクティブコマンド発行時と同じバンクアドレスが生成され、PPREISS、PALLISS発行時にはMADR〔12:0〕としては、ページの中の特定のデータ(バイト)を選択するために、カラムアドレスADR〔9:2〕が生成される。

【0085】次に、図13にバンク状態管理部121の構成を示す。バンク状態管理部121はバンク0からバンク3までの4バンクの状態をそれぞれ保持するためのバンクn状態管理部122a、122b、122c、122dを備えて構成されている。なお、各バンク状態管理部は同一の構成であるため、以下バンク0状態管理部122aについて説明する。バンク0状態管理部122aは、アクセス先のバンクがバンク0であるか否かを判定するための一致検出回路130a、論理和回路131a、134a、論理積回路132a、133a、モードレジスタ135a、バンク0内でアクティブ状態になったページのロウアドレスを保持するロウアドレスバッファ136a、バンク0のうちいずれかのページがアクティブになっていることを示すアクティブフラグ137a、アクティブプリチャージ間最小サイクル数をカウントするRASカウンタ138a、プリチャージ間最小サイクル数をカウントするRPカウンタ139aで構成されており、ロウアドレスバッファ136aはセクタ123に接続され、アクティブフラグ137aはセクタ124に接続され、RASカウンタ138aはセクタ125と論理積回路126に接続され、RPカウンタ139aはセクタ127に接続されている。セクタ123、124、125、127はバンクアドレスによって指定されたバンク状態管理部からの信号のみを選択して出力するようになっている。

【0086】モードレジスタ135aはアクティブプリチャージ間最小サイクル数およびプリチャージ間最小サイクル数を設定するレジスタであり、設定値はレジスタバスREGBUSを経由して任意の値で設定されるようになっている。

【0087】一致検出回路130aはバンクアドレスによってバンク0が指定されたときにハイレベル=“1”の信号を出力するようになっており、論理積回路132aはアクティブコマンドの発行に伴ってACTISS=1となったときにハイレベル=“1”の信号をロウアドレスバッファ136a、アクティブフラグ137a、R

ASカウンタ138aに出力するようになっている。また論理積回路133aは、バンクアドレスによって0バンクが指定されたときに、PREISSまたはPPREISSの発行に伴っていずれかのコマンドが1になったときにハイレベル=“1”の信号を論理和回路134aに出力するようになっている。論理和回路134aは論理積回路133aからハイレベル=“1”の信号が出力されたとき、あるいはPALLISS=1になったときに、すなわちプリチャージが行われたことを条件に、アクティブフラグ137aにハイレベル=“1”のリセット信号を出力するとともに、RPカウンタ139aにハイレベル=“1”のスタート信号を出力するようになっている。

【0088】ロウアドレスバッファ136aは、バンク0へのアクセスサイクルで且つアクティブコマンドが発行されたとき(ACTISSがアサートされたとき)にロウアドレスRA〔12:0〕を保持し、それ以降同じバンクを対象とするアクセスサイクルごとにそのロウアドレスと、保持したロウアドレスとを比較して両者が一致した場合にページヒットPHITOをアサートし、ハイレベル=“1”の信号をセクタ123に出力するようになっている。すなわち、ロウアドレスバッファ136aはページヒットを判定する機能を備えて構成されている。さらにロウアドレスバッファ136aは、セクタ123とともにアクセス対象のページがアクティブ状態にあるか否かを判定するページヒット判定手段として構成されている。

【0089】アクティブフラグ137aは、バンク0へのアクセスサイクルで且つアクティブコマンドが発行されたとき(ACTISSがアサートされたとき)に1にセットされてバンクアクティブBACTOをアサートし、ハイレベル=“1”の信号をセクタ124に出力し、バンク0のプリチャージコマンドが発行されたとき(PREISS、PPREISS、PALLISSのいずれ1つのコマンドがアサートされたとき)に0にクリアされてPACTOをネゲート(ロウレベル=“0”の信号を出力)するようになっている。すなわち、アクティブフラグ137aは、セクタ124とともにアクセス対象のバンクがアクティブ化されているか否かを判定するバンクアクティブ化判定手段として構成されている。

【0090】RASカウンタ138aは通常IRASOをアサートしているが、バンク0へのアクセスサイクルで且つアクティブコマンドが発行されたとき(ACTISSがアサートされたとき)にカウントを開始するとともにIRASOをネゲートし、モードレジスタ135aに設定されたアクティブプリチャージ間最小サイクル数が経過した後に、IRASOを再びアサートし、ハイレベル=“1”の信号をセクタ125と論理積回路126に出力するようになっている。すなわち、RASカ

ウンタ 138a は、セクタ 125 とともにアクティブ
—プリチャージ間最小サイクル数判定手段として構成さ
れている。

【0091】RP カウンタ 139a は通常 IRP をアサ
ートしているが、バンク 0 のプリチャージコマンドが発
行されたとき (PREISS、PPREISS、PAL
LISS のいずれかのコマンドがアサートされたとき)
にカウントを開始するとともに、IRPO をネグート
し、ロウレベル = “0” の信号をセクタ 127 に出力
し、モードレジスタ 135a に設定されたプリチャージ
—アクティブ間最小サイクル数が経過した後に、IRP
O を再びアサートしてハイレベル = “1” の信号をセ
クタ 127 に出力するようになっている。すなわち、I
RP カウンタ 139a は、セクタ 127 とともにプリ
チャージ—アクティブ間最小サイクル判定手段を構成す
るようになっている。

【0092】上記構成によるバンク状態管理部 121 に
おいては、バンクアクティブ化判定手段によりアクセス
対象のバンクがアクティブ化されていないと判定された
ときに (アクティブフラグ 137a の出力が “0” のとき)、
プリチャージ—アクティブ間最小サイクル判定手
段から肯定の判定結果が出力されたことを条件に (RP
カウンタ 139a の出力が “1” のとき)、アクセス対
象のページをアクティブ化するとともに、アクティブ化
した後、ライトまたはリードによるアクセスの実行をメ
モリ 7 に指令するための情報が生成される。また、バン
クアクティブ化判定手段によるアクセス対象のバンクが
アクティブ化されていると判定されたときには (アクテ
ィブフラグ 137a の出力が “1” のとき)、ページヒ
ット判定手段により肯定の判定結果が得られたときに
(ロウアドレスバッファ 136a の出力が “1” のと
き)、直ちにライトまたはリードによるアクセスの実行
を指令するための情報が生成される。さらに、バンクア
クティブ化判定手段によりアクセス対象のバンクがアク
ティブ化されていると判定されたときに、ページヒット
判定手段による否定の判定結果が得られたときには (ロ
ウアドレスバッファ 136a の出力が “0” のとき) ア
クティブ—プリチャージ間最小サイクル判定手段から肯
定の判定結果が出力されたことを条件に (RAS カウン
タ 139a の出力が “1” のとき) アクセス対象のバン
クをプリチャージし、次にアクセス対象となるページに
対してアクティブ化を実行した後にライトまたはリード
によるアクセスの実行を指令するための情報が生成さ
れ、これらの情報はメモリ制御部 11 に出力される。

【0093】次に、メモリ制御部 11 の具体的内容を図
14 ないし図 19 にしたがって説明する。メモリ制御部
11 は、図 14 に示すように、コマンド生成部 110、
DQM 生成部 111、リードデータ制御部 112、ラッ
チ 113、114、115、116 で構成されている。

【0094】コマンド生成部 110 は、アクセス調停部

10 から CL2、RDY、WR、DEVSEL (3 :
0)、PDEV に関する信号を入力したときに、これら
の信号を基にメモリ 7 をアクセスするための各種のコマ
ンドを生成し、各種のコマンドをバンク管理およびアド
レス生成部 12 に出力するとともに、コマンドに対応し
た制御信号 (RAS#、CAS#、WE#、CS#) を
メモリ 7 に出力してメモリ 7 に対するアクセスを制御す
るようになっている。

【0095】ここで、図 15 にコマンド生成部 110 に
おけるコマンド発行制御の状態遷移を示し、図 16 に、
図 15 の状態遷移における各状態遷移の条件を示し、図
17 に、図 15 の状態遷移による出力信号の状態 (コマ
ンドに対応した制御信号の状態) を示す。

【0096】図 15 において、IDLE 状態 1100 に
おいては、各デバイスからのアクセス要求がなく、アク
セス要求待ちサイクルであり、RDY が出力され、IR
P の出力がないとの遷移条件が満たされたときには (図
16 の #a)、遷移先としてアクティブ化を行うための
処理に移行する。ACTV 状態 1101 はバンクアクテ
ィブコマンド (ACTV) 発行サイクルであり、先行プ
リチャージがアサートされていることを条件に (図 16
の #c)、PRE-A に移行し、先行プリチャージがネ
グートされていて且つ RCD2 として 2 サイクルまたは
3 サイクルが指定されたときには (図 16 の #d)、W
AIT-B に移行し、それ以外の条件のときには (図 1
6 の #e)、WAIT-A に移行する。WAIT-A 状
態 1102 はカラムレイテンシが 3 サイクルである場合
の ACTV と WRITE との間または ACTV と REA
D との間のウェイトサイクル (1 サイクルの待ちサイク
ル) であり、WAIT-B 状態 1103 はライトコマン
ドまたはリードコマンドを発行するまでのウェイトサイ
クル (1 サイクルの待ちサイクル) である。また PRE
-A 状態 1104 においては、先行プリチャージ PDEV
がアサートされ、先行プリチャージモードのトランザ
クションにおいて、バンク n に対するアクティブコマン
ド ACTV を発行した直後に、隣接するバンク n+1 に
対するプリチャージコマンド (PRE) を発行するサイ
クルである。WRITE 状態 1105 はライトコマンド
(WRITE) を発行するサイクルであり、READ 状
態 1106 はリードコマンド (READ) を発行するサ
イクルであり、WAIT-C 状態 1107 はプリチャ
ージコマンドまたは全バンクプリチャージコマンドを発
行するまでのウェイトサイクル (1 サイクル) であり、P
RE-B 状態 1108 はプリチャージコマンド (PR
E) を発行するサイクルであり、PALL 状態 1109
は全バンクプリチャージコマンド (PALL) を発行す
るサイクルである。すなわち、各状態においては、遷移条
件が満たされたときに遷移先に移動するためのコマンド
が発行されることになる。また、otherwise は
常に行われることを示し、遷移元と遷移先が同じときに

は同じ処理が繰り返されることを示している。

【0097】メモリ制御部11において各種のコマンドが生成されると、コマンドの発行の有無が「1」、「0」で表され、コマンドが発行されないときには出力値はロウレベル＝“0”となり、コマンドが発行されたときにハイレベル＝“1”となる。そして各コマンドACTISS、PREISS、PPREISS、PALLISS、WRITE、READはそれぞれ次のクロックサイクルの状態がACTV状態、PRE-B状態、PRE-A状態、PALL状態、WRITE状態、READ状態になる場合にアサートされる。そして各種コマンドが発行されると、コマンドに対応した制御信号が負論理の信号としてメモリ7に出力される。

【0098】例えば、アクティブコマンドACTVが発行されたときには、CS#“0”、RAS#“0”、CAS#“1”、WE#’1”の信号が制御信号としてメモリ7に出力される。また先行プリチャージコマンド(PRE-A)が発行されたときには、CS#として“0”、RAS#として“0”、CAS#として“1”、WE#として“0”の制御信号が負論理の信号としてメモリ7に出力される。これらの制御信号はコマンドに対応しているため、コマンドに基づいてメモリ7を制御することができることになる。

【0099】DQM生成部111には、書き込むべきバイトを指定するバイトイネーブル信号BE〔3:0〕が入力されており、DQM生成部111は、バイトイネーブルBEを基に、図18に示すように、コマンド生成部110からWRITEISSが発行されたときに、書き込むべきバイトに対してのみ“0”の信号を出力し、書き込みを禁止されているバイトに対しては“1”の信号をマスク信号dqm〔3:0〕として出力するようになっている。すなわち、WRITEISSがアサートされたとき、次のサイクルでWRITEコマンドが発行されたときに、バイトイネーブルBE〔3:0〕の極性反転信号をdqm〔3:0〕として出力し、それ以外のときにはロウレベルにネゲートするようになっている。dqm〔3:0〕はラッチ117によってラッチされてDQM〔3:0〕としてメモリ7に出力される。

【0100】リードデータ制御部112は、図19に示すように、ラッチ1120、1121、1122、1123、1124、リードデータストローブ信号(RSTBi)生成回路(RSTBGEN)1125、リードデータセット信号(DQSET)生成回路(DQSETGEN)1126、DQ出力イネーブル信号(OUTENB)生成回路(OUTENBGEN)1127で構成されている。

【0101】ラッチ1120、1121、1122、1123、1124はREADISSおよびDEVSEL〔3:0〕をクロックサイクルに同期して逐次ラッチするようになっている。これは、リードコマンドを発行し

てからカラムレイテンシ後にメモリ7がリードデータを出力するタイミングに合わせてRSTBi、DQSET、OUTENBを生成するためである。

【0102】リードデータストローブ信号生成回路1125は、メモリ7から受信したリードデータを取り込んでRDT〔31:0〕としてデバイスに出力すると同時に、RSTBiをアサートするために、CL2が0(カラムレイテンシが3サイクル)の場合にはRSTBD5のアサート時にDEV5〔3:0〕が示すデバイスに対するRSBiをアサートし、CL2が1(カラムレイテンシが2サイクル)の場合にはRSTBD4のアサート時にDEV4〔3:0〕が示すデバイスに対するRSTBiをアサートする。

【0103】すなわち、リードデータストローブ信号生成回路1125は、以下に示すように、

$$\begin{aligned} RSTBa &= CL2 \& RSTBD4 \& (DEV4 = DEVa) \mid CL2 \& RSTBD4 \& (DEV5 = DEVa) \\ RSTBb &= CL2 \& RSTBD4 \& (DEV4 = DEVb) \mid CL2 \& RSTBD4 \& (DEV5 = DEVb) \\ &\dots\dots\dots \end{aligned}$$

$$RSTBe = CL2 \& RSTBD4 \& (DEV4 = DEVe) \mid CL2 \& RSTBD4 \& (DEV5 = DEVe)$$

上記式に従ってリードデータストローブ信号RSTBiを生成するように構成されている。なお、&は論理積を示し、|は論理和を示す。

【0104】リードデータセット信号生成回路1126は、メモリ7がリードデータを出力すると同時にDQSETをアサートすることにより、データ制御部15のラッチを保持させるために、CL2が0(カラムレイテンシが3サイクル)の場合にはRSTBD4のアサート時にDQSETをアサートし、CL2が1(カラムレイテンシが2サイクル)の場合にはRSTBD3のアサート時にDQSETをアサートする。

【0105】すなわち、リードデータセット信号生成回路1126は、以下に示すように、
$$DQSET = CL2 \& RSTBD3 \mid (\neg CL2 \& RSTBD4)$$

上記式に従ってリードデータセット信号を生成するように構成されている。なお、 \neg は反転を示す。

【0106】DQ出力イネーブル信号生成回路1127は、メモリ7がリードデータを出力するクロックサイクルだけではなく、メモリ7がリードデータを出力した1クロックサイクル後までメモリコントローラ1によるDQ〔31:0〕の出力を抑止するために、データ制御部15のDQ〔31:0〕出力ドライブのイネーブル信号OUTENB(ただし、データ制御部15で一旦

ラッチされるので、DQ〔31:0〕出力よりも1クロックサイクル速い)をメモリ7がリードデータを出力する1クロックサイクル前からメモリ7がリードデータを出力した1クロックサイクル後までの間はネゲートし、それ以外のときにはアサートする。すなわち、CL2が0(カラムレイテンシが3サイクル)の場合にはRSTBD3、RSTBD4のいずれかがアサートされているときにOUTENBをアサートし、CL2が1(カラムレイテンシが3サイクル)の場合にはRSTBD1、RSTBD2、RSTBD3のいずれかがアサートされているときにOUTENBをアサートする。

【0107】すなわち、DQ出力イネーブル信号生成回路1127は、以下に示すように、

$$\text{OUTENB} = \overline{\text{CL2}} \& (\text{RSTBD1} \mid \text{RSTBD2} \mid \text{RSTBD3})$$

$$\mid \overline{\text{CL2}} \& (\text{RSTBD2} \mid \text{RSTBD3} \mid \text{RSTBD4})$$

上記式に従ってDQ出力イネーブル信号を生成するように構成されている。

【0108】一方、データ制御部15は、図20に示すように、データ出力イネーブル信号OUTENBをラッチするラッチ150、ライトデータWD T〔31:0〕をラッチするラッチ151、メモリ7が出力するリードデータDQ〔31:0〕をDQセット信号アサート時に保持するラッチ152、DQ〔31:0〕への出力バッファ153、DQ〔31:0〕からの入力バッファ154で構成されている。

【0109】ラッチ150は、データ出力イネーブル信号OUTENBをラッチしてその極性反転信号OUTENB#を出力する。出力バッファ153は、OUTENB#がロウレベルであるときにラッチ151でラッチされたライトデータWD T〔31:0〕をDQ〔31:0〕に出力する。またラッチ152はDQSETがアサートされたときにメモリ7が出力するリードデータDQ〔31:0〕を保持してそれを全デバイスにRDTi〔31:0〕として出力する。ただし、リードデータストローブ信号RSTBiは1つのデバイスにのみアサートされるので、リードデータを取り込むデバイスは1つである。

【0110】次に、メモリコントローラ1によるメモリアクセスの作用を図21および図22にしたがって説明する。先行プリチャージを行わないときの処理を図21に従って説明し、先行プリチャージを行うときの処理を図22にしたがって説明する。なお、RCD2は1(RAS-CASレイテンシ:2サイクル)、CL2は0(カラムレイテンシ:3サイクル)とする。

【0111】図21において、先行プリチャージを行わないときには、PDaはロウレベルに設定されており、メモリコントローラ1は、クロックサイクルT0でデバイスaからのレディ信号RDYaがアサートされている

ことを検知すると、クロックサイクルT1においてACTVコマンドを発行し、クロックサイクルT2において最初のアクセスサイクルa0に対するアクノリッジACKaをアサートし、クロックサイクルT3においてREADコマンドを発行する。このときバンク0を指定するためのバンクアドレスb0とバンク0のうち特定のページを指定するためのロウアドレスra0が生成され、バンク0のうちロウアドレスra0で指定されたページをアクセス対象として、このページをアクティブ化するための処理が実行されることになる。さらに、READコマンドの発行に伴って、アクティブ化されたページのうち指定のデータ(バイト)をリードするためにカラムアドレスca0が出力され、指定のデータをリードするためのアクセスがクロックサイクルT3において行われる。

【0112】この後、同一ページに対するリードアクセスが継続されるときには、第2のアクセスサイクルa1に対するアクノリッジACKaをクロックサイクルT3においてアサートしてクロックサイクルT4にREADコマンドを発行し、第3のアクセスサイクルa2に対するアクノリッジACKaをクロックサイクルT4にアサートし、クロックサイクルT5においてREADコマンドを発行する。これにより、カラムアドレスca0、ca1、ca2で指定されたデータがリードデータrda0、rda1、rda2として順次読み出される。

【0113】同一ページに対するリードアクセスが継続されている過程で、第4のアクセスサイクルa3でページミスヒットが発生すると(ロウアドレスra0で指定されたページとはことなるページにアクセスするとき)、クロックサイクルT5以降、アクノリッジACKaは一時、ネゲートされ、クロックサイクルT6においてメモリ制御部11からPREコマンドが発行され、バンク1を選択するためのバンクアドレスb1が出力され、この後、1クロックサイクル待つて、クロックサイクルT8においてバンク1をアクセス対象とするためにACTVコマンドが発行され、バンク1のうち指定のページを選択するためのロウアドレスra1が出力される。これによりロウアドレスra1で指定されたページに対するアクティブ化が実行され、クロックサイクルT9においてアクノリッジACKaがアサートされた後、クロックサイクルT10においてREADコマンドが発行される。これにより、バンク1に属するページであって、ロウアドレスra1で指定されたページのうち指定のデータを選択するためにカラムアドレスca3、ca4が順次出力される。これによりクロックサイクルT12、T13においてリードデータrda3、rda4が順次読み出され、リードデータストローブ信号RSTBaにしたがってリードデータrda3、rda4が順次デバイスに転送される。

【0114】そして最初のアクセスサイクルa0に対す

るリードデータ $rd a 0$ はメモリ 7 からクロックサイクル $T 5$ に出力され、クロックサイクル $T 6$ においてメモリコントローラ 1 によってリードデータストローブ信号 $RSTBa$ がアサートされると同時にリードデータ $RD Ta [31:0]$ がデバイス a に出力される。

【0115】同様に、第2、第3、第4、第5のアクセスサイクル $a 1$ 、 $a 2$ 、 $a 3$ 、 $a 4$ に対するリードデータ $RD Ta [31:0]$ はそれぞれクロックサイクル $T 7$ 、 $T 8$ 、 $T 13$ 、 $T 14$ にリードデータストローブ信号 $RSTBa$ がアサートされると同時にデバイスに出力される。この場合、ページミスヒットによりリードトランザクションが4クロックサイクル ($T 6 \sim T 9$) 遅延することになる。

【0116】一方、デバイス a が先行プリチャージを必要とするデバイス、例えば、デバイス a が描画処理装置であって、デバイス a からアクセス要求が出力されるときには、先行プリチャージを示す $PD a$ がアサートされているため、アクセス対象のページをアクティブ化するためのコマンドを生成するとともに、アクティブ化されたページに対してリードまたはライトのアクセスを実行するに先立って、次にアクセス対象となるページまたはその後アクセス対象となるページに対して先行プリチャージを実行するためのコマンドを生成する処理が実行される。

【0117】すなわち、デバイス a から、クロックサイクル $T 0$ において $RDY a$ がアサートされるとともに $PD a$ がアサートされているときには、クロックサイクル $T 1$ において $ACTV$ コマンドを発行し、バンク 0 を選択するためのバンクアドレス $b 0$ 、バンク 0 のうち特定のページを選択するためのロウアドレス $ra 0$ を出力し、次のクロックサイクル $T 2$ において先行プリチャージを行うためのコマンド PRE を発行する。

【0118】この場合、先行プリチャージコマンドは通常のプリチャージコマンドと同様に、アクティブ化されたバンクに隣接するバンクであって、クロックサイクル $T 1$ で $ACTV$ コマンドによってアクティブ化されたバンクのアドレスに 1 を加算したアドレスのバンクが指定される。例えば、クロックサイクル $T 1$ で $ACTV$ コマンドのバンクアドレスが 1 の場合は、クロックサイクル $T 2$ の PRE コマンドのバンクアドレスは 2 となり、クロックサイクル $T 1$ の $ACTV$ コマンドのバンクアドレスが 0 の場合はクロックサイクル $T 2$ の PRE コマンドのバンクアドレスは 1 となり、クロックサイクル $T 1$ の $ACTV$ コマンドのバンクアドレスが 3 の場合はクロックサイクル $T 2$ の PRE コマンドバンクアドレスは 0 となる。

【0119】バンクアドレス $b 1$ で指定されたバンクに対するプリチャージが実行される（既にセンスアンプに転送されているページのデータは、どのバンクのどのページのデータであるかは前の処理で分かっているため、

バンクの指定により、既にセンスアンプに転送されているデータを元のページに戻すための処理が実行される。）と、クロックサイクル $T 3$ 、 $T 4$ 、 $T 5$ においては $READ$ コマンドが発行され、バンクアドレス $b 0$ で指定されたバンクであって、ロウアドレス $ra 0$ で指定されたページのうちカラムアドレス $ca 0$ 、 $ca 1$ 、 $ca 2$ で指定されたバイトに対するリードアクセスが行われる。

【0120】この後、第4のアクセスサイクル $a 3$ でページミスヒットが発生したときには（描画により、タイル境界を跨ぐアクセスが実行されたとき）、バンクアドレス $b 1$ で指定されたバンクをアクセス対象とする処理に移行する。この場合、バンクアドレス $b 1$ で指定されたバンクに対するプリチャージはクロックサイクル $T 2$ において既に実行され、このバンクに属するページのデータは既に元のページに戻されているため、このバンクに属するページに対しては $ACTB$ コマンドの発行によってアクティブ化が即座に実行される。この後、バンクアドレス $b 1$ で指定されたバンクに属するページであって、ロウアドレス $ra 1$ で指定されページの中から指定のデータを読み出すために、第5のアクセスサイクル $a 4$ で発行された $READ$ コマンドにしたがってカラムアドレス $ca 3$ 、 $ca 4$ が出力され、カラムアドレス $ca 3$ 、 $ca 4$ で指定されたデータ（バイト）に対するリードアクセスが実行される。

【0121】このように、ページミスヒットはアクセスがページ境界を跨ぐことによって発生するため、ページミスヒットが発生するに先立って次にアクセスすべきバンクに対して予め先行プリチャージを実行することで、第4のアクセスサイクル $a 3$ でページミスヒットが発生しても、クロックサイクル $T 6$ で $ACTV$ コマンドを発行し、クロックサイクル $T 7$ にアクノリッジ $ACK a$ をアサートして、クロックサイクル $T 8$ に $READ$ コマンドを発行することができ、ページミスヒットによるリードトランザクションの遅延は2クロックサイクル ($T 6 \sim T 7$) となり、図 21 に示すケースに比べて、先行プリチャージを実行することで、リードトランザクションの遅延を削減することができ、むだ時間の短縮により、単位時間当たりアクセス可能なデータ量が増加し、バンド幅の向上に寄与することができる。

【0122】また、図 21、図 22 における処理では、リードトランザクションの処理について述べたが、ライトトランザクションのときでも先行プリチャージを実行することで、ライトトランザクションの遅延を削減することができる。

【0123】このように、本実施形態においては、メモリ 7 に画像データをタイルアドレスマッピングで且つ横方向に隣接するタイルをそれぞれ別バンクでしかもバンクアドレスが増加する順序に配置し、画像データの読み出しまたは画像データの書き込みを実行する場合に、ア

アクセス対象であるバンクアドレス n の所定のページをアクティブ化した直後に、バンクアドレス $n+1$ のバンクに対して先行プリチャージを実行するようにしているため、画像データの読み出しまたは書き込みの途中でタイル境界を超えてページミスヒットが発生しても、次にアクセスすべきタイルが配置されているバンクは必ずプリチャージがされているので、ページミスヒットによるメモリアクセスのオーバーヘッドを削減することができる。

【0124】また、本実施形態によれば、メモリコントローラ 1 は、各デバイスからのメモリアクセスを選択するときに、優先度にしたがって 1 つのデバイスを選択し、選択したデバイスに対するアクセスを実行中に、優先度の高いデバイスからのアクセスが要求されたときには、実行中のアクセスを中断し、優先度の高いデバイスからのメモリアクセスを実行するようにしているため、複数のデバイスからのアクセス要求が競合しても、リアルタイム性の高いデバイスからのアクセス要求を選択してメモリ 7 にアクセスを実行することができ、アクセス競合による画像データのアクセス遅延を抑制することができる。

【0125】また、前記実施形態によれば、先行プリチャージを実行しないときには、アクティブフラグとロウアドレスバッファ RAS カウンタおよび RP カウンタの情報を参照し、ページミスヒットが発生した場合には、アクティブープリチャージ間最小サイクルおよびプリチャージーアクティブ間最小サイクルを満たす範囲で最短のタイミングでプリチャージとアクティブ化を実行することができる。

【0126】

【発明の効果】以上説明したように、本発明によれば、アクセス対象のページをアクティブ化した後、アクティブ化されたページに対してアクセスを実行するに先立って、その後あるいは次にアクセス対象となるバンクまたはページに対して先行プリチャージを行っているため、その後あるいは次にアクセス対象となるバンクまたはページに対してアクセスを行うときにプリチャージを行うことなく、アクティブ化を行った後、リードまたはライトのアクセスを行うことができ、ページミスヒットによって異なるページにアクセスするときでも、プリチャージをした後、アクティブ化するまでの時間が不要となり、むだ時間を短縮することができ、効率良くアクセスすることができる。

【図面の簡単な説明】

【図 1】本発明に係るメモリコントローラを適用した画像処理システムのブロック構成図である。

【図 2】画像データのリニアアドレスマッピングの構成を説明するための構成図である。

【図 3】画像データのタイルアドレスマッピングの構成を説明するための構成図である。

【図 4】本発明に係るメモリコントローラのブロック構成図である。

【図 5】アクセス調停部のブロック構成図である。

【図 6】アクセス調停部のモードレジスタの設定例を示す図である。

【図 7】アクセス調停部における優先度の構成説明図である。

【図 8】アクセス調停部の動作を説明するためのタイムチャートである。

【図 9】アクセス調停部の動作を説明するためのタイムチャートである。

【図 10】アクセス調停部の動作を説明するためのタイムチャートである。

【図 11】バンク管理およびアドレス生成部のブロック構成図である。

【図 12】アドレス生成部におけるアドレスの生成例を示す図である。

【図 13】バンク状態管理部のブロック構成図である。

【図 14】メモリ制御部のブロック構成図である。

【図 15】コマンド生成部におけるコマンド発行制御の状態遷移図である。

【図 16】コマンド生成部におけるコマンド発行制御の状態遷移条件を説明するための図である。

【図 17】コマンド生成部におけるコマンド発行制御の状態遷移による出力信号の状態を説明するための図である。

【図 18】DQM 生成部におけるバイトイネーブル信号の生成例を説明するための図である。

【図 19】リードデータ制御部のブロック構成図である。

【図 20】データ制御部のブロック構成図である。

【図 21】本発明に係るメモリコントローラにおいて先行プリチャージを実行しないときのメモリアクセスのタイムチャートである。

【図 22】本発明に係るメモリコントローラにおいて先行プリチャージを行うときのメモリアクセスのタイムチャートである。

【符号の説明】

1 メモリコントローラ

2 プロセッサ

3 描画処理装置

4 表示処理装置

5 ビデオ処理装置

6 入出力制御装置

7 メモリ

10 アクセス調停部

11 メモリ制御部

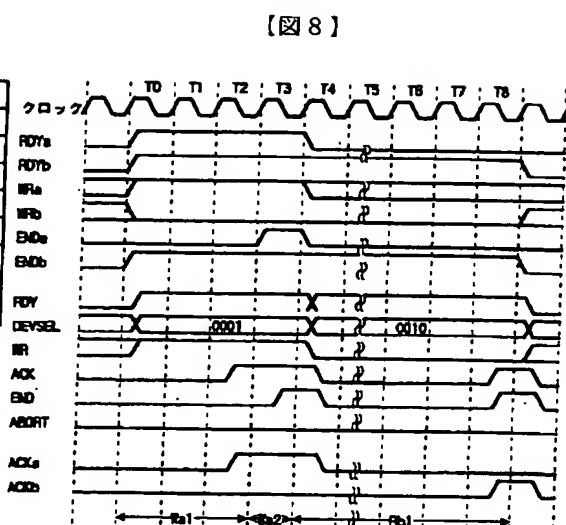
12 バンク管理およびアドレス生成部

14 マルチプレクス

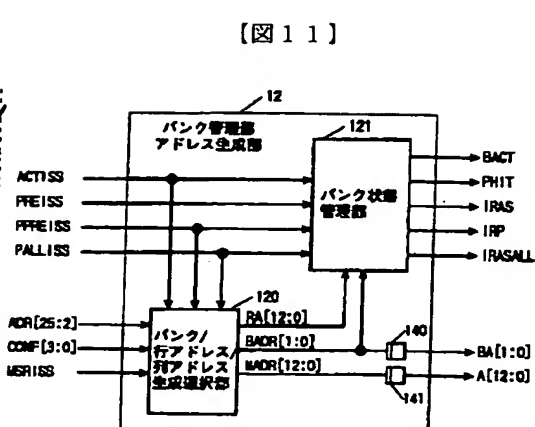
15 データ制御部

【图7】

PR/[2:0]	優先度
000	待機モード
001	優先度：高
010	
011	
100	
101	
110	
111	優先度：低

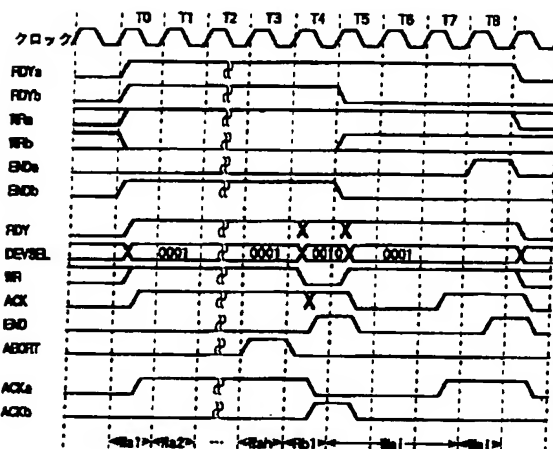


【图 8】

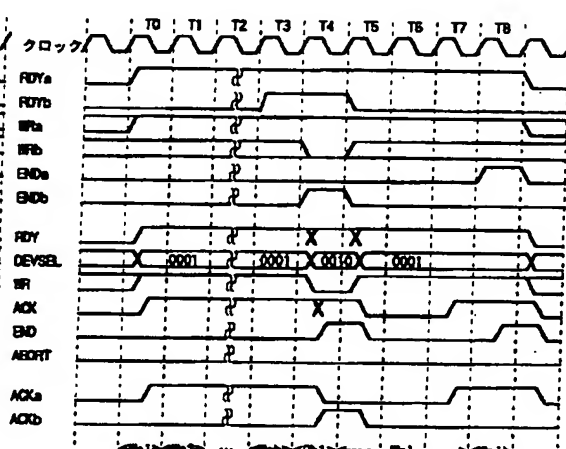


【图 1-1】

【図 9】



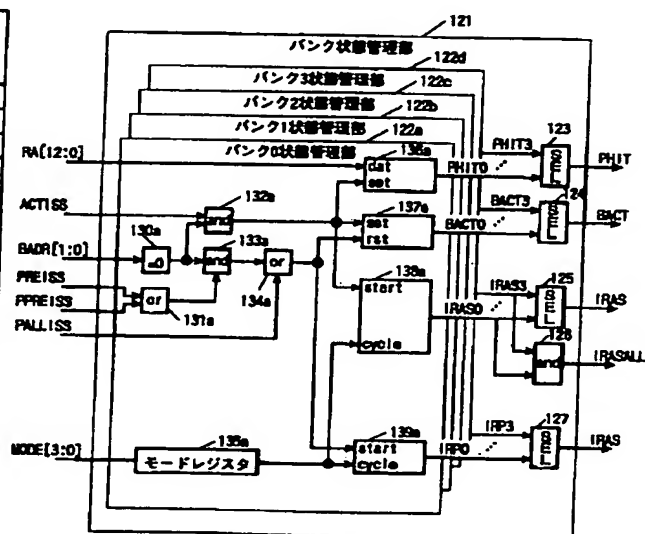
【图 10】



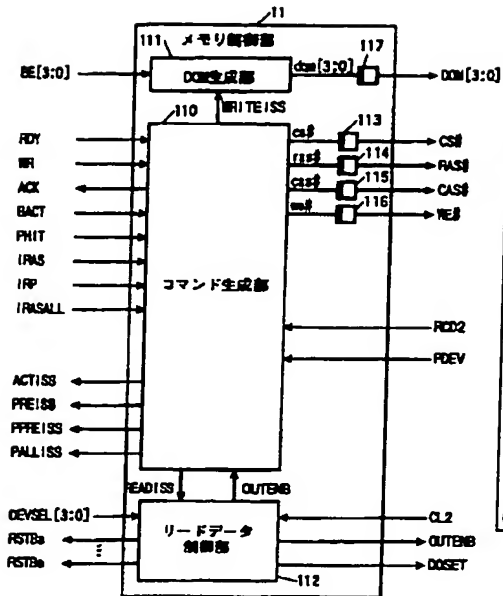
【図 12】

CONF [8:0]	ACT ISS	PRE ISS	PALL ISS	BAOR [1:0]	RA [12:0]	MAOR [12:0]
0	0	0	0	AOR [11:10]	{0, AOR [23:12]}	{00000, AOR [9:2]}
	1	0	0			{0, AOR [23:12]}
	0	1	0	AOR [11:10]+1		{00000, AOR [9:2]}
	0	0	1	AOR [11:10]		{00100, AOR [9:2]}
1	0	0	0	AOR [12:11]	{0, AOR [24:13]}	{0000, AOR [10:2]}
	1	0	0			{0, AOR [25:12]}
	0	1	0	AOR [12:11]+1		{0000, AOR [10:2]}
	0	0	1	AOR [12:11]		{0010, AOR [10:2]}
2	0	0	0	AOR [12:11]	AOR [25:19]	{0000, AOR [10:2]}
	1	0	0			{0, AOR [23:12]}
	0	1	0	AOR [12:11]+1		{0000, AOR [10:2]}
	0	0	1	AOR [12:11]		{0010, AOR [10:2]}

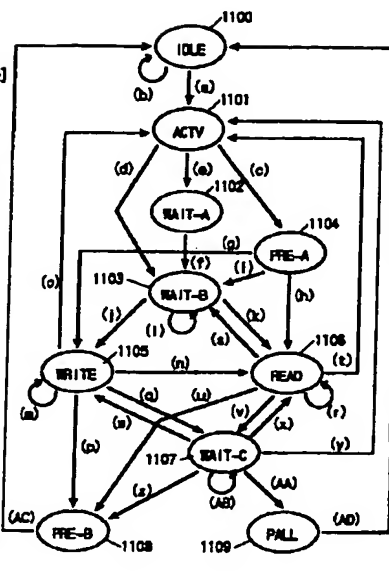
【圖 13】



【図 14】



【図 15】



【図 16】

遷移元	遷移先	遷移条件
a	IDLE	RDY & ~IRP
b	IDLE	IDLE (otherwise)
c	ACTV	PRE-A
d	ACTV	WAIT-B
e	ACTV	WAIT-A (otherwise)
f	WAIT-A	WAIT-B (everything)
g	PRE-A	WRITE
h	PRE-A	READ
i	PRE-A	WAIT-B (otherwise)
j	WAIT-B	WRITE
k	WAIT-B	READ
l	WAIT-B	WAIT-B (otherwise)
m	WRITE	WRITE
n	WRITE	READ
o	WRITE	ACTV
p	WRITE	PRE-B
q	WRITE	WAIT-C (otherwise)
r	READ	READ
s	READ	WAIT-B
t	READ	ACTV
u	READ	PRE-B
v	READ	WAIT-C (otherwise)
w	WAIT-C	WRITE
x	WAIT-C	READ
y	WAIT-C	ACTV
z	WAIT-C	PRE-B
AA	WAIT-C	PALL
AB	WAIT-C	WAIT-C (otherwise)
AC	PRE-B	IDLE (everything)
AD	PALL	IDLE (everything)

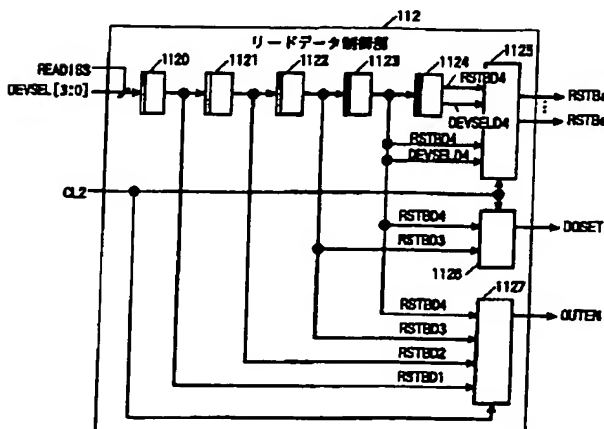
【図 18】

WRITEISS	出力信号			
	DOM3	DOM2	DOM1	DOM0
0	0	0	0	0
1	BE[3]	BE[2]	BE[1]	BE[0]

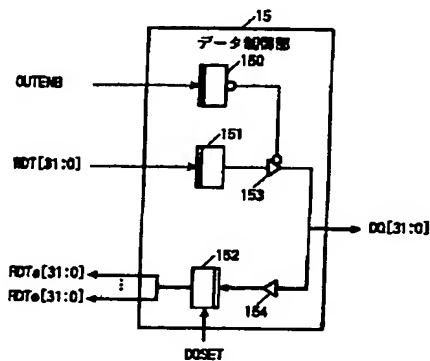
【図 17】

遷移先状態	出力信号									
	ACK	ACTISS	PREISS	PFREISS	PALLISS	WRITEISS	READISS	cs#	ras#	cas#
IDLE	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1
ACTV	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1
WAIT-A	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1
WAIT-B	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1
PRE-A	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1
WRITE	1	0	0	0	0	1	0	0	1	0
READ	1	0	0	0	0	0	1	0	1	0
WAIT-C	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1
PRE-B	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0
PALL	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1

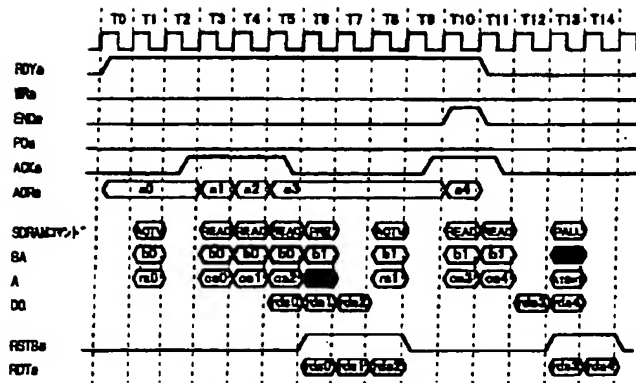
【図 19】



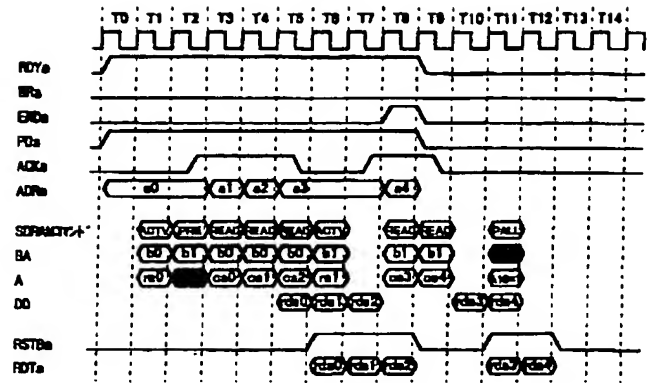
【図 20】



【図 21】



【図 22】



フロントページの続き

(72) 発明者 中塚 康弘
茨城県日立市大みか町七丁目 1 番 1 号 株
式会社日立製作所日立研究所内
(72) 発明者 下村 哲也
茨城県日立市大みか町七丁目 1 番 1 号 株
式会社日立製作所日立研究所内

(72) 発明者 岡田 豊
東京都小平市上水本町五丁目20番 1 号 株
式会社日立製作所半導体グループ内
(72) 発明者 山岸 一繁
東京都小平市上水本町五丁目20番 1 号 株
式会社日立製作所半導体グループ内

F ターム (参考) 5B060 AB19 CA05 CA15 CD12